

明細書

情報記録媒体におけるデータ領域管理方法、及びデータ領域管理方法を用いた情報処理装置

5 技術分野

本発明は、情報記録媒体に格納されたデータを、ファイルシステムで管理するデータ領域管理方法、及びこのデータ領域管理方法を用いた情報処理装置に関するものである。

10 背景技術

従来、半導体メモリや、磁気ディスク、光ディスク、光磁気ディスクなどの情報記録媒体の情報記録領域に格納されたデータの管理は、ファイルシステムにより実現されている。ファイルシステムでは、情報記録領域を最小アクセス単位であるセクタ、及びセクタの集合であるクラスタに分割して管理する。そして1つ以上のクラスタをファイルとして管理する。

従来使用されているファイルシステムの1例として、FATファイルシステムがある。その詳細は、ISO/IEC 9293、“Information Technology—Volume and file structure of disk cartridges for information”、1994年に開示されている。

FATファイルシステムは、パソコンなどの情報機器で一般に用いられているファイルシステムである。FATファイルシステムでは、ファイルを構成するデータの物理的な格納位置をFAT (File Allocation Table) と呼ばれるテーブルにより、多くのデータが一元管理される。FATファイルシステムによりデータ管理された情報記録媒体は、同一のファイルシステムを解釈する機器間でファイルを共有することができるため、機器間でデータを授受することが可能となる。

F A Tでは、1 クラスタに対して1つの固定長のエントリを使用するため、情報記録媒体の容量が大きくなり、ファイルシステムで管理するクラスタ数が増加するにつれ、F A Tの大きさも大きくなる。F A Tファイルシステムを機器に実装するにあたり、メモリ量の限られた組込み機器などでは、メモリ量の削減のため、全てのF A Tをメモリ上に保持するのではなく、一部の
5 F A Tのみをメモリ上に保持し、キャッシングする手法が用いられる。

従来、F A Tをキャッシングする方法として、F A Tで管理するデータ数やF A Tの格納位置などの情報を、初期設定時にホスト機器から情報記録再生装置へ入力し、F A Tの全て又は一部をキャッシングする方法が提案されている。この方法は例えば特開平8-110868号公報に開示されている。
10 この方法では、F A T上の情報の内、アクセスされたファイルに関する情報をキャッシュバッファ上にキャッシングする。この場合、一度アクセスしたファイルに対する再アクセスに関しては、情報記録媒体上のF A Tを読み込む必要がなく、高速にアクセスすることが可能となる。

しかしながら、上記の従来技術には次のような問題点がある。上記のデータ領域管理方法は、既存ファイルへのアクセスを高速化する方法について着目したものであり、空き領域検索処理については考慮されていない。すなわち上記のデータ領域管理方法は、一度アクセスしたファイルに対する再アクセスは高速に行われるが、空き領域を検索し、新しいファイルを作成する場合
20 には、F A Tがキャッシングされていないため、情報記録媒体からF A Tを新たに読み込む必要がある。

従来の方法で空き領域検索処理を行うには、F A T上に格納された個々のエントリの使用状況を確認し、空き領域のクラスタ番号を取得する。特に空き領域が少なくなると、空き領域検索処理で確認するエントリ数が増加し、
25 最悪の場合、空き領域検索時に全てのF A Tをキャッシュバッファに読み込む必要がある。ここでキャッシュバッファの読み込み単位が小さい場合、読み込み処理のオーバーヘッドにより空き領域検索処理が遅くなる。

本発明では上記問題点に鑑み、F A Tを用いて実施する空き領域検索処理、及びリンク先取得処理などの処理に応じてF A Tの読み込み単位を変更し、F A Tアクセス時のオーバーヘッドを低減できるデータ領域管理方法を実現すると共に、このデータ領域管理方法を用いた情報処理装置を提供すること
5 を目的とする。

発明の開示

本発明のデータ領域管理方法は、情報記録媒体内の情報記録領域に格納されたデータをファイルシステムによりファイルとして管理する情報処理装置
10 に用いられるものである。情報記録媒体の情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報に対して、情報処理装置がアクセスを行うに際し、アクセスサイズを情報処理装置内の処理内容に応じて変更することを特徴とする。

また本発明の情報処理装置は、情報記録領域に格納したデータをファイル
15 システムにより管理する情報記録媒体にアクセスする装置であり、F A Tキャッシュと、揮発性メモリと、F A Tキャッシュ制御部と、ファイルシステム制御部と、を含んで構成される。F A Tキャッシュは情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報を情報記録媒体から読み出し格納する。揮発性メモリは、F A Tキャッシュを複数のブロックに分割し
20 管理するためのF A Tキャッシュ管理情報として、各ブロックの開始アドレス、各ブロックに格納された領域管理情報の情報記録媒体上での位置、各ブロックの大きさ、更新の有無等の情報を保持する。F A Tキャッシュ制御部は、F A Tキャッシュ管理情報を参照、更新し、F A Tキャッシュに対する領域管理情報の読み替えを制御する。ファイルシステム制御部は、F A Tキャッシュ制御部を介して領域管理情報にアクセスし、データをファイルとして
25 情報記録媒体に格納する。

図面の簡単な説明

第 1 図は本発明の実施例 1 における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。

第 2 図は F A T ファイルシステムのデータ格納例を示す図である。

5 第 3 図は F A T ファイルシステムのファイルデータ書き込み例を示す図である。

第 4 図は情報記録媒体上に構築されたファイルシステムの構成例を示す図である。

第 5 図は実施例 1 における F A T キャッシュの一例を示す図である。

10 第 6 図は実施例 1 における空き領域検索処理を示すフローチャートである。

第 7 図は実施例 1 におけるリンク先取得処理を示すフローチャートである。

第 8 図は実施例 2 における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。

15 第 9 図は実施例 2 における F A T _ R e a d キャッシュ及び F A T _ W r i t e キャッシュの一例を示す図である。

第 1 0 図は実施例 2 における空き領域検索処理を示すフローチャートである。

第 1 1 図は実施例 2 におけるリンク先取得処理を示すフローチャートである。

20

発明を実施するための最良の形態

以下、本発明の情報記録媒体におけるデータ領域管理方法と情報処理装置とについて、図を用いて説明する。

(実施例 1)

25 第 1 図は本発明のデータ領域管理方法を用いた実施例 1 における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。第 1 図の情報処理装置 1 0 0 A は、CPU 1 0 1、メインメモリ 1 0 2、キャッシュメモリ 1 0 3 A、アクセス

制御部 104、プログラム格納部 105 を含んで構成される。

メインメモリ 102 は情報処理装置 100A 上で動作するプログラムを格納するメモリである。キャッシュメモリ 103A は F A T やデータのキャッシュに使用するメモリである。アクセス制御部 104 は情報記録媒体 110
5 へのアクセスを制御する制御部である。プログラム格納部 105 は情報処理装置 100A 上で動作するプログラムなどを格納するメモリである。

キャッシュメモリ 103A は、F A T をキャッシングする F A T キャッシュを含む。この F A T キャッシュを管理するために、メインメモリ 102 は F A T キャッシュ管理情報を格納している。プログラム格納部 105 は、ア
10 プリケーションプログラム 106、ファイルシステム制御部 107、F A T キャッシュ制御部 108 を有している。アプリケーションプログラム 106 は、情報処理装置 100A 上で動作するプログラムである。ファイルシステム制御部 107 は情報記録媒体 110 上に構築されたファイルシステムの制御を行うものである。F A T キャッシュ制御部 108 は F A T キャッシュを
15 制御するものである。

一方、情報記録媒体 110 内にはファイルシステムが構築されている。ファイルシステムは情報記録媒体 110 に格納されたデータをファイルとして管理する。本実施例の情報記録媒体 110 は F A T ファイルシステムにより管理されている。情報記録媒体 110 には、ファイルシステム管理情報である
20 る領域管理情報を格納する管理情報領域と、データを格納するデータ領域とがある。管理情報領域にはマスタートレコード・パーティションテーブル (M B R ・ P T) 111、パーティションブートセクタ (P B S) 112、F A T 113、ルートディレクトリエントリ (R D E) 114 が設けられる。

M B R ・ P T 111 は、情報記録領域を複数のパーティションと呼ばれる
25 領域に分割して管理するための情報を格納するものである。P B S 112 は 1 つのパーティション内の管理情報を格納するものである。F A T 113 はファイルに含まれるデータの物理的な格納位置を示すものである。R D E 1

1 4はルートディレクトリ直下に存在するファイル、ディレクトリの情報を格納するものである。またF A T 1 1 3は、ファイルに含まれるデータの物理的な格納位置を示す重要な領域であることから、通常、情報記録媒体1 1 0内には同じ情報を持つ2つのF A T 1 1 3が存在し、二重化されている。

5 データ領域1 1 5は複数のクラスタに分割され管理されており、各クラスタにはファイルに含まれるデータが格納されている。多くのデータを格納するファイルなどは、複数のクラスタをデータ格納領域として使用する。各クラスタ間のつながりは、F A T 1 1 3に格納されたリンク情報により管理されている。

10 第2図を用いてF A Tファイルシステムにおけるファイルデータの読み込み例を説明する。ルートディレクトリエントリ1 1 4やデータ領域1 1 5の一部には、第2図(A)に示すような、ファイル名やファイルサイズなどを格納するディレクトリエントリ2 0 1が格納される。ファイルデータの格納先であるデータ領域はクラスタ単位で管理される。各クラスタには一意に識別可能なクラスタ番号が付与されている。ファイルのデータが格納されているクラスタを特定するために、ディレクトリエントリ2 0 1には、ファイルデータの先頭部分が格納されているクラスタのクラスタ番号、即ち開始クラスタ番号が格納される。第2図(A)のディレクトリエントリ2 0 1の例は、F I L E 1 . T X Tという名前を持つファイルが、クラスタ番号1 0からデータ
20 を格納していることを示している。

複数のクラスタにデータが格納されているファイルの場合、開始クラスタ番号以降に続くクラスタ番号を特定し、データが格納されているクラスタを辿る必要がある。そのために必要なクラスタのリンク情報がF A Tに格納されている。第2図(B)にF A T 2 0 2の例を示す。F A T 2 0 2には、各
25 クラスタ番号に対応したフィールドが設けられている。それぞれのフィールドには、各クラスタのリンク情報を示すF A Tエントリが格納される。F A Tエントリは、次にリンクされるクラスタのクラスタ番号を示すものである。

第2図(B)の例では、クラスタ番号10に対応するFATエントリとして「11」が格納されている。このため、クラスタ番号10のクラスタは、クラスタ番号11のクラスタにリンクしていることになる。同様にクラスタ番号11に対応するFATエントリには「12」、クラスタ番号12に対応するFATエントリには「13」が夫々格納されており、クラスタ番号10、11、12、13の順でリンクされている。次にクラスタ番号13に対応するFATエントリには「0xFFF」が格納されている。「0xFFF」はリンクの終端を意味していることから、クラスタ番号10で始まるリンクは、10、11、12、13の4クラスタで終端する。また、クラスタ番号14に対応するFATエントリに格納されている「0」は、そのクラスタがファイルに割り当てられておらず、空き領域であることを意味している。

第2図(A)、(B)より、ファイルFILE1.TXTに割り当てられたデータ領域がクラスタ番号10、11、12、13であることが認識されると、実際にFILE1.TXTのファイルのデータを読み込む場合には、第2図(C)に示すように、データ領域203のクラスタ番号10、11、12、13のデータが順次読み込まれる。

次に第3図を用いてFATファイルシステムにおけるファイルデータの書き込み例を説明する。第2図の例と同様に、ルートディレクトリエントリやデータ領域の一部に、第3図(A)に示すディレクトリエントリ201が格納されている場合を想定する。ディレクトリエントリ201で示されるファイルは、ファイル名がFILE1.TXTであり、クラスタ番号10からファイルのデータが格納されている。また、ファイルサイズは16000バイトであり、第3図の例では1クラスタの大きさが4096バイトであるため、4クラスタにまたがってファイルのデータが格納されている。

第3図(B)はファイル書き込み前のFAT202の状態を示す。第3図(B)のFATは、第2図(B)の場合と同様に10、11、12、13の4クラスタがリンクされている状態を示しており、FILE1.TXTには

10から13の4クラスタにまたがってファイルのデータが格納されていることを示している。

ここで、FILE 1. TXTに対し、1000バイトのデータを更に書き込みした場合を想定する。ファイルサイズは16000バイトから17000バイトに変更されるが、元々のデータ格納用に確保している4クラスタでは16384バイトまでしかデータを格納できないことから、新たに空きクラスタを割り当ててデータを格納する必要がある。

空き領域の割り当てはFATから空きクラスタを取得し、FATのリンクを繋ぎかえることで実現する。リンクの繋ぎかえ手順は次の通りである。まず第1に、第3図(B)のFAT202から、空きクラスタであることを示す「0」が格納されたエントリを取得する。第3図(B)の場合、クラスタ番号14が空きクラスタである。次に、ファイルサイズを拡張するファイルのリンク終端に、取得した空きクラスタをリンクする。第3図(C)は、リンクを繋ぎかえた後のFAT202Aの状態を示しており、FILE 1. TXTの終端であるクラスタ番号13のリンク先を「14」に変更する。そして、クラスタ番号14のリンク先をリンク終端であることを示す「0xFF」に変更する。この処理により第3図(D)のように、FILE 1. TXTはファイルのデータ領域203Aとして、「10」、「11」、「12」、「13」、「14」の5クラスタが割り当てられ、16001バイト目から16384バイト目までをクラスタ番号13の領域に書き込み、16385バイト目から17000バイト目までをクラスタ番号14の領域に書き込み、データ書き込み処理を行う。

このように、データ書き込み処理における空き領域検索処理とは、FATから“0”が格納されたエントリを取得することである。しかし、情報記録媒体110に多くのファイルが格納されている場合、空き領域を見つけるために多くのFATエントリを確認する必要がある。最悪の場合、FATの全てのエントリを確認しなければ、空き領域が見つからないこともある。その

ため、高速に空き領域を検索するために、全てのF A Tを情報記録媒体1 1 0から情報処理装置1 0 0上のメモリに読み込んでおき、メモリ上で空き領域を検索することで、情報記録媒体1 1 0からの読み込み処理を不要とする方法がある。しかしながら、F A Tは情報記録媒体1 1 0の容量に比例して
5 大きくなるため、全てのF A Tを保持するのに十分なメモリ容量がない場合、F A Tの一部のみをメモリ上に保持し、キャッシングする方法が用いられる。

F A Tをキャッシュする場合、一度に情報記録媒体1 1 0から読み込むサイズを大きくすれば、空き領域検索処理で全てのF A Tを読み込むときに、F A T読み込みにかかるオーバーヘッドを低減することができる。しかしな
10 がら、ファイルデータを読み込む際にリンク先を辿るリンク先取得処理では、次に参照すべきF A Tの位置が予め分かっているため、F A Tの読み込みサイズは小さい方が効率的である。

そこで本発明は、上記のようにF A Tのアクセスに対する特性が異なる空き領域検索処理又はリンク先取得処理に基づいて、F A Tへのアクセス方法
15 を変更し、処理を効率化することを主眼とする。これにより、大容量の情報記録媒体1 1 0を使用した場合でも、空き領域検索における最悪処理時間を短縮することを可能にし、更にはリンク先取得処理の処理時間を増加させないことを可能にする。

本発明の課題であるデータ領域管理方法の詳細を説明する前に、情報記録
20 用の素子として、半導体メモリを使用した情報記録媒体の特徴について説明する。半導体メモリは、小型、軽量の情報記録媒体を構成することができるので、様々な技術分野における情報記録媒体としての確固たる地位を築きつつある。半導体メモリはE E P R O MあるいはF l a s h R O Mと呼ばれる不揮発性メモリを使用している。特に多くの情報記録媒体で使用されるN A
25 N D型のメモリは、データを書き込む前に、一旦書き込み先に記録されているデータを消去する必要がある、白紙の状態に戻してからデータ書き込みを行うという特徴がある。

ここでデータを消去する単位を消去ブロックと呼ぶ。消去ブロックはアクセスの最小単位であるセクタが複数個集まったブロックとして管理されている。すなわち、アクセスはセクタ（例えば512バイト）単位で行うことが可能であるが、書き込みに先立ち必要となるデータの消去処理は消去ブロック（例えば16kB）単位で行われる。例えば、1セクタの書き込み処理に200 μ 秒、1消去ブロック（16kB）の消去処理に2m秒、コマンド発行のオーバーヘッドに3m秒かかるFlashROMを想定する。このFlashROMの1消去ブロック（16KB）の書き込み時間は、2m秒、32 \times 200 μ 秒、3m秒を加算して合計11.4m秒となる。また、1セクタの書き込み時間は、2m秒、1 \times 200 μ 秒、3m秒を加算して合計5.2m秒となる。すなわち、16KBのデータを消去ブロック単位で書き込みを行った場合は16kBあたり11.4m秒の書き込み時間がかかるのに対し、同じ16kBのデータを1セクタ単位で書き込みを行った場合は16kBあたり166.4m秒の書き込み時間がかかる。このように、消去ブロック単位で書き込みを行った場合に、書き込み時間が最短になるという特徴がある。

このような一定の大きさのブロック単位でアクセス性能が最速となる現象は、半導体メモリを用いた情報記録媒体だけではなく、一部のハードディスクや光ディスクも有する特徴である。このような特定の大きさのブロック単位でアクセスした場合に、アクセス性能が最速となる情報記録媒体に本発明を適用すると、その効果が更に大きくなる。

以下、本実施例1におけるデータ領域管理方法を説明する。第4図は情報記録媒体上に構築されたファイルシステムの一例を示す説明図である。第4図の例では、情報記録媒体として半導体メモリを使用した場合を想定しており、最小のアクセス単位を1セクタ（512バイト）とし、先に説明した消去ブロックを32セクタ（16kB）としている。FATは情報記録媒体の容量に比例した大きさである。FATは通常、消去ブロックを意識せずに配

置されるため、第4図に示すように二重化されたFATの1つ目であるFAT 1の先頭は消去ブロックの途中に配置される。また、FAT 1は123セクタの大きさであり、消去ブロック8から12までの5つの消去ブロックにまたがって配置される。本実施例におけるデータ領域管理方法では、空き領域検索処理時におけるFATのキャッシュを、この消去ブロック単位で行うことで、FATに対するアクセスを高速に行う。

続いて、FATキャッシュについて説明する。第5図はキャッシュメモリ103A上に存在するFATキャッシュ501の一例を示す図である。FATキャッシュ501は、キャッシュメモリ103A内の一部の領域を使用し、FATキャッシュ制御部108により管理される。FATキャッシュ制御部108は、FATキャッシュ501用に割り当てられているキャッシュメモリ103A内で、複数のキャッシュブロックの生成と解放を繰り返し、FATから空き領域を検索する。またFATキャッシュ制御部108は、リンク先を取得する機能をファイルシステム制御部107に対して提供する。

第5図(A)の例では、FATキャッシュ501内に4つのキャッシュブロックが存在し、情報記録媒体110からFATが読み込まれている。キャッシュブロックのブロックサイズは、消去ブロックサイズである32セクタか、最小アクセス単位である1セクタかのいずれかである。第5図(A)の例では、キャッシュブロック1及び4のブロックサイズが32セクタであり、キャッシュブロック2及び3のブロックサイズが1セクタである。残りの領域は空き領域として管理され、キャッシュがミスヒットした際にキャッシュブロックを新たに生成する領域として使用される。

また第5図(B)は、FATキャッシュ501の管理情報を格納するFATキャッシュ管理情報502の一例を示した図である。第5図(B)は第5図(A)のFATキャッシュ501に対応している。FATキャッシュ管理情報502には、ブロック開始アドレス、FATアドレス、FATサイズ、更新フラグが含まれる。

ブロック開始アドレスはキャッシュブロックのFATキャッシュ501上での開始位置を示すものである。FATアドレスはキャッシュブロック内に読み込まれているFATがFAT内のどの部分かを示すものである。FATサイズはキャッシュブロック内に読み込まれているFATのサイズを示すものである。更新フラグはキャッシュブロック内のFATが更新されているか否かを示すフラグである。

第5図(B)の例では、キャッシュブロック1がFATキャッシュ501の先頭位置から存在し、情報記録媒体のFAT先頭から22セクタ分のFATを読み込んでおり、かつキャッシュブロック1内のFATの一部が更新されていることを示している。本実施例では先頭位置を「0」ではなく、

「1」と表現している。また、キャッシュブロック2がFATキャッシュ501上の33セクタ目から存在し、情報記録媒体のFATの60セクタ目から1セクタ分のFATを読み込んでおり、かつキャッシュブロック2内のFATは更新されていないことを示している。さらに、キャッシュブロック5に対応するFATキャッシュ管理情報502には、アドレスやサイズの情報に「0xFFFF」が設定されており、キャッシュブロック5が存在しないことを示している。ここで「0xFFFF」に該当する10進数の65535は、本実施例で有効なアドレスやサイズとして使用しない値である。

続いて、本実施例における空き領域検索処理について、情報記録媒体及びFATキャッシュが第4図、第5図の状態である場合を例として説明する。第6図は本実施例における空き領域検索処理の流れを示すフローチャートである。空き領域検索処理は、第1図のアプリケーションプログラム106からファイルシステム制御部107に出されたファイルアクセス要求に対し実行される。このときファイルシステム制御部107からFATキャッシュ制御部108に対し空き領域検索の要求が出され、FATキャッシュ制御部108において空き領域検索が実行される。FATキャッシュ制御部108は、適宜FATキャッシュ内のFATを読み込み、空き領域を検索した上で、取

得した空き領域のクラスタ番号をファイルシステム制御部107に返す。

空き領域検索処理では、第1に空き領域の検索を開始するクラスタ番号SCNを取得する(S601)。SCNには、前回空き領域検索を終了した位置のクラスタ番号を保持しておき、次の空き領域検索処理に使用する。

5 次に、SCNに対応するFAT上のエントリが格納されたFATを含む消去ブロック番号EBNを算出する(S602)。第4図、第5図の例においてSCNを「2」とし、対応するFAT上のエントリがFATの先頭セクタに格納されている場合を想定する。このとき、123セクタの大きさを持つFAT1の先頭セクタは、第4図に示すように消去ブロック8に含まれる。

10 そのため、EBNは「8」と算出される。同様に、SCNの値が大きく、対応するFAT上のエントリがFATの100セクタ目に存在する場合、FAT1の100セクタ目は第4図に示すFAT1-4の領域に含まれる。そのためEBNは「11」と算出される。

次に、EBNで示される消去ブロックにFAT1以外のデータが含まれる
15 か否かを確認する(S603)。例えばEBNが「8」の場合、第4図に示すように消去ブロック8にはFAT1の他にMBR・PTの一部や、PBSが含まれることから、S603の判定処理はYesとなり、S605の処理に進む。またEBNが「11」の場合、第4図に示すように消去ブロック11はFAT1のデータのみを含むため、S603の判定処理はNoとなり、
20 S604の処理に進む。

S603の判定がNoとなった場合、FAT読み込みサイズRSとして消去ブロックサイズの32セクタを設定する(S604)。S603の判定がYesとなった場合、FAT読み込みサイズRSとして消去ブロック内のFATのデータ長を算出する(S605)。第4図、第5図の例では、EBN
25 が「8」又は「12」の場合にこの処理が実施される。EBNが「8」の場合RSとして22セクタが設定され、EBNが「12」の場合RSとして5セクタが設定される。また、FATの先頭が読み込み対象の場合、読み込み

開始位置として、消去ブロックの途中の位置が設定される。すなわち、E B Nが「8」の場合、読み込み開始位置として消去ブロック8内の11セクタ目が設定される。ここまでの処理により、情報記録媒体上のF A Tの読み込み位置と読み込みサイズが決定される。

- 5 次に、読み込み対象領域のF A Tが既にF A Tキャッシュ上に存在するか否かを確認する（S 6 0 6）。F A Tが存在する場合、そのキャッシュブロックの大きさが1セクタであるか否かを確認する（S 6 0 7）。1セクタでない場合、既に対象F A TがF A Tキャッシュ上に存在するため、キャッシュブロック取得後の処理であるS 6 1 0の処理に進む。
- 10 S 6 0 6において読み込み対象領域のF A TがF A Tキャッシュ上に存在しなかった場合、又はS 6 0 7においてキャッシュブロックの大きさが1セクタであった場合、F A Tの再読み込みが必要となる。F A Tの再読み込みに先立ち、F A Tキャッシュの書き戻し処理を行う（S 6 0 8）。書き戻し処理では、読み込み対象領域のF A Tが既にF A Tキャッシュ上に存在する
- 15 場合、F A Tキャッシュ上で更新されていれば、情報記録媒体にF A Tを書き込んだ後F A Tキャッシュ上の対象キャッシュブロックを解放する。また、F A Tキャッシュ上の空き領域が消去ブロックサイズ（32セクタ）未満であれば、F A T再読み込みに必要な空き領域を確保するために、任意のキャッシュブロックを先の解放手順と同様の手順で解放する。
- 20 次に、情報記録媒体からF A TをF A Tキャッシュに読み込み、F A Tキャッシュ管理情報を更新する（S 6 0 9）。ここまでの処理により、空き領域検索開始位置のエントリを含むF A TがF A Tキャッシュ上に存在するようになる。

- 25 次に、F A Tキャッシュ上のキャッシュブロック内で空き領域を検索する（S 6 1 0）。空き領域の検索は、検索開始クラスタ番号S C Nから順にエントリを参照し、値が空き領域を示す「0」であるか確認する。「0」でない場合は次のエントリを参照し、「0」であるエントリを見つけるまで処理

を繰り返す。「0」であるエントリを見つけた時点で、検索開始クラスタ番号を現在の参照位置に変更する。また、現在参照しているキャッシュブロック内で空き領域が見つからなかった場合は、検索開始クラスタ番号を、現在参照しているキャッシュブロックの終端位置に変更する。

- 5 S 6 1 0 の処理で空き領域を取得した場合、取得した空き領域のクラスタ番号をファイルシステム制御部 1 0 7 に通知し、処理を終了する（S 6 1 1）。空き領域が取得できなかった場合で、未だ F A T の全領域を検索していなければ、S 6 0 2 の処理に戻り、S 6 1 0 で変更した検索開始クラスタ番号から空き領域検索処理を続行する（S 6 1 2）。既に F A T の全領域を検索済みであれば、空き領域が存在しないと判断し、ファイルシステム制御部 1 0 7 に空き領域がない旨を通知し、処理を終了する。

15 上記処理において空き領域の検索処理は、S 6 0 1 の検索開始クラスタ番号から検索を開始し、F A T 終端まで検索しても空き領域が見つからなかった場合は、F A T 先頭から検索を続行し、S 6 0 1 の検索開始クラスタ番号まで行う。すなわち、F A T の全領域に対して空き領域の検索を行った時点で、検索処理を終了する。

20 このように、本実施例における空き領域検索処理は、F A T に消去ブロック単位でアクセスし、F A T キャッシュに読み込む。空き領域検索処理の後、取得した空き領域にデータが書き込まれると、F A T キャッシュが更新される。こうすると、情報記録媒体への F A T の書き戻しも同様に消去ブロック単位でアクセスされるため、高速に F A T にアクセスすることができる。

25 続いて、本実施例におけるリンク先取得処理について、情報記録媒体 1 1 0 が第 4 図の状態にあり、F A T キャッシュが第 5 図の状態である場合を例として説明する。第 7 図は本実施例におけるリンク先取得処理の流れを示すフローチャートである。リンク先取得処理は、アプリケーションプログラム 1 0 6 からファイルシステム制御部 1 0 7 に出されたファイルアクセス要求に対し、ファイルシステム制御部 1 0 7 から F A T キャッシュ制御部 1 0 8

に対しリンク先取得要求が出される。そしてFATキャッシュ制御部108においてリンク先取得処理が実行される。FATキャッシュ制御部108は、適宜FATキャッシュ内のFATを読み込み、リンク先を取得した上で、取得したリンク先のクラスタ番号をファイルシステム制御部107に返す。

- 5 リンク先取得処理では、第1にリンク先を取得したいリンク元のクラスタ番号LCNを取得する(S701)。LCNはファイルシステム制御部107がアクセスしているファイル位置を示すクラスタ番号であり、ファイルシステム制御部107がFATキャッシュ制御部108に通知する。

- 10 次に、セクタ番号SNを算出する(S702)。これはLCNに対応するFAT上のエントリが格納されたFATを含むセクタである。第4図、第5図の例においてLCNを「2」とし、対応するFAT上のエントリがFATの先頭セクタに格納されている場合を想定する。このとき、SNはFAT先頭セクタであることを示す「1」となる。同様に、LCNの値が大きく、対応するFAT上のエントリがFATの100セクタ目に存在する場合、SN
15 は「100」となる。

- 20 リンク先取得処理では、FATの読み込みサイズは固定の1セクタとするため、ここまでの処理により、情報記録媒体110上のFATの読み込み位置と読み込みサイズが決定される。次に読み込み対象領域のFATが既にFATキャッシュ上に存在するか否かを確認する(S703)。存在する場合、
25 キャッシュブロック取得後の処理であるS706の処理に進む。S703において読み込み対象領域のFATがFATキャッシュ上に存在しなかった場合、FATの読み込みが必要となる。FATの読み込みに先立ち、FATキャッシュ上の空き領域が存在しない場合、FAT読み込みに必要な空き領域を確保するために、任意のキャッシュブロックを解放する。このとき、解放
30 を行うキャッシュブロックがFATキャッシュ上で更新されていれば、情報記録媒体110にFATを書き込んだ後にキャッシュブロックを解放する。

次に、情報記録媒体110からFATをFATキャッシュに読み込み、F

A Tキャッシュ管理情報を更新する（S 7 0 5）。ここまでの処理により、リンク元クラスタ番号のエントリを含むF A TがF A Tキャッシュ上に存在するようになる。次に、F A Tキャッシュ上のキャッシュブロック内で、リンク先クラスタ番号を取得し、取得したクラスタ番号をファイルシステム制御部 1 0 7 に通知した後、処理を終了する（S 7 0 6）。

このように、本実施例におけるリンク先取得処理では、アクセス制御部 1 0 4 がF A Tにセクタ単位でアクセスし、F A Tキャッシュに読み込む。リンク先取得処理では、F A T上の特定の1 エントリのみを参照すればリンク先を取得することが可能なため、情報記録媒体への最小のアクセス単位であるセクタ単位でアクセスし、高速にリンク先を取得することができる。

以上のように本実施例では、F A Tのアクセスサイズを処理に応じて変更することにより、F A Tアクセスを効率化することができる。即ち、空き領域検索処理では、消去ブロック単位でのアクセスを行うことで、F A T読み込みに対するオーバーヘッドを削減し、空き領域検索処理の最悪時間を短縮することが可能となる。また、リンク先取得処理では、セクタ単位でのアクセスを行うことで、1 回のリンク先取得処理にかかる時間を短縮することが可能となる。

なお、本発明の実施例では、第5図（B）に示すように、F A Tキャッシュ管理情報 5 0 2 として、ブロック開始アドレス、F A Tアドレス、F A Tサイズ、更新フラグの4つの情報を1組として管理する例を記載した。しかし、同様の情報によりF A Tキャッシュの管理が可能であれば、他の形式としても良い。また、空き領域検索処理において、空き領域の検索を開始するクラスタ番号S C Nに、前回空き領域検索を終了した位置のクラスタ番号を保持しておき、次の空き領域検索処理に使用する例について説明した。しかし、乱数を使用する方法や、毎回F A T先頭を設定するなど、その他の値を使用してもよい。

また、本発明の実施例では、消去ブロック単位でのアクセスが最速である

情報記録媒体を想定して説明を行ったが、アクセス開始位置にアクセス性能が依存しない情報記録媒体に適用しても良い。その場合、本実施例では消去ブロック境界を意識したFATのキャッシュを行ったが、単純にFAT先頭から固定長ブロック単位でキャッシュをするように変更してもよい。

5 (実施例2)

次に本発明の実施例2におけるデータ領域管理方法について説明する。第8図は実施例2における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。本実施例の情報処理装置100Bが実施例1の情報処理装置100Aと構成が異なる点は、キャッシュメモリ103Bが、FAT_Readキャッシュと、FAT_Writeキャッシュとの2つのFAT用キャッシュを含む点である。

本実施例では、FATキャッシュ用にブロックサイズの異なる2つのキャッシュ領域を用意し、用途に応じて使い分ける。空き領域検索時及び情報記録媒体110へのFAT更新時には、ブロックサイズの大きなFAT_Write
15 i t eキャッシュを使用する。また、リンク更新が伴わないリンク先取得時には、ブロックサイズの小さなFAT_Readキャッシュを使用する。このように用途に応じて2種類のキャッシュ領域を使い分けることにより、FATに対するアクセスを効率化する。

続いて、本実施例におけるFAT_Readキャッシュ、FAT_Write
20 t eキャッシュについて説明する。第9図はキャッシュメモリ上に存在するFAT_Readキャッシュ901、FAT_Writeキャッシュ902の一例を示す説明図である。FAT_Readキャッシュ901はM個のセクタから構成され、第8図のFATキャッシュ制御部107により、セクタ単位で管理されている。このFAT_Readキャッシュ901はFATの読み込み処理にのみ使用し、ファイルデータの追記などFAT上のエントリ
25 を更新する場合は、FAT_Writeキャッシュ902を使用する。

FAT_Writeキャッシュ902は、N個の固定長ブロックから構成

され、F A T キャッシュ制御部 1 0 8 により固定長ブロック単位で管理されている。情報記録媒体 1 1 0 が半導体メモリの場合、固定長ブロックの大きさとして消去ブロックサイズを使用する。第 9 図の例では固定長ブロックの大きさは 3 2 セクタである。この F A T _ W r i t e キャッシュ 9 0 2 は空
5 き領域検索処理か、又は情報記録媒体 1 1 0 への F A T の更新を行う際に使用する。

また第 9 図 (B) は、F A T _ R e a d キャッシュ 9 0 1、F A T _ W r i t e キャッシュ 9 0 2 を管理する情報を格納する F A T キャッシュ管理情報 9 0 3 の一例を示した説明図である。第 9 図 (B) は第 9 図 (A) の状態
10 の F A T _ R e a d キャッシュ 9 0 1、F A T _ W r i t e キャッシュ 9 0 2 に対応している。F A T キャッシュ管理情報 9 0 3 には、F A T アドレス、F A T サイズ、更新フラグが含まれる。F A T アドレスはキャッシュブロック内に読み込まれている F A T が F A T のどの部分かを示すものである。F A T サイズはキャッシュブロック内に読み込まれている F A T のサイズを示
15 すものである。更新フラグはキャッシュブロック内の F A T が更新されているか否かを示すものである。F A T キャッシュ管理情報 9 0 3 は、この 3 つの情報を 1 組として、F A T _ R e a d キャッシュ 9 0 1 用に M 組、F A T _ W r i t e キャッシュ 9 0 2 用に N 組の情報を含む。

F A T _ R e a d キャッシュ 9 0 1 はセクタ単位で管理され、各キャッシュ
20 ュブロックには 1 セクタの情報が格納されることから、F A T の情報を読み込んでいるキャッシュブロックは F A T サイズが必ず「1」となる。また、F A T _ R e a d キャッシュ 9 0 1 は読み込み処理にのみ使用される。このため、キャッシュブロック上の F A T が更新されることはなく、更新フラグは常に“更新なし”の状態に設定されている。更に、現在使用していないキ
25 ャッシュブロックには、アドレスやサイズの情報に未使用状態であることを示す「0 x F F F F」が設定される。ここで「0 x F F F F」に該当する 1 0 進数の 6 5 5 3 5 は、本実施例で有効なアドレスやサイズとして使用しな

い値である。

続いて、本実施例における空き領域検索処理について説明する。第10図は本実施例における空き領域検索処理の流れを示すフローチャートである。実施例1における空き領域検索処理と異なる点は、FAT用のキャッシュとしてFAT_Writeキャッシュのみを使用する点と、S1006において読み込み対象領域のFAT_Writeキャッシュが存在した後に、キャッシュブロックのサイズを判定する処理がない点である。

キャッシュブロックのサイズ判定処理がない理由は、使用するキャッシュがFAT_Writeキャッシュのみであり、読み込み対象領域のFAT_Writeキャッシュが存在した場合、キャッシュブロックのサイズは必ず予め定められた固定長（例えば32セクタ）となっているためである。

本実施例におけるリンク先取得処理について説明する。図11は本実施例におけるリンク先取得処理の流れを示すフローチャートである。本実施例におけるリンク先取得処理が実施例1におけるリンク先取得処理と異なる点は、FAT用のキャッシュとしてFAT_Readキャッシュのみを使用する点である。

ここでは、空き領域検索処理においてFAT_Writeキャッシュを使用する手順、リンク先取得処理においてFAT_Readキャッシュを使用する手順について説明を行った。ファイルデータの追記や、ファイルの削除など、FATを更新する処理を行う場合には、空き領域検索処理と同様にFAT_Writeキャッシュに対する操作を行う。

以上のように、本実施例2ではFATに対してアクセスする際に、ブロックサイズの異なる2つのキャッシュを使い分けることにより、FATへのアクセスを効率化することができる。即ち、空き領域検索処理やFAT更新処理などの比較的大きな単位でFATにアクセスした方が効率的な場合には、ブロックサイズの大きなキャッシュを使用する。リンク先取得処理などの比較的小さな単位でFATにアクセスした方が効率的な場合には、ブロックサ

イズの小さなキャッシュを使用する。これにより、F A Tアクセス時のオーバーヘッドを低減し、効率良くF A Tにアクセスすることが可能となる。

- 5 なお、本発明の実施例では、F A Tキャッシュ管理情報としてF A Tアドレス、F A Tサイズ、更新フラグの3つの情報を1組として管理する例を記載したが、同様の情報によりF A Tキャッシュの管理が可能であれば他の形式としてもよい。また、本発明の実施例では消去ブロック単位でのアクセスが最速である情報記録媒体を想定して説明を行ったが、アクセス開始位置にアクセス性能が依存しない情報記録媒体に適用してもよい。その場合、本実施例では消去ブロック境界を意識したF A Tのキャッシュを行ったが、単純
- 10 にF A T先頭から固定長ブロック単位でキャッシュをするように変更してもよい。また本発明のデータ領域管理方法は、セクタサイズや消去ブロックサイズに限定されないものとする。

産業上の利用の可能性

- 15 本発明のデータ領域管理方法は、情報記録媒体からF A Tを用いてデータを読み出し又は記録する際、F A Tに関わる情報処理装置のメモリ資源に負担をかけずにデータのアクセスを高速に行うことができる。このため、メモリ容量の制限された携帯端末装置（P D A）や、キャッシュメモリを有する情報処理装置などの用途に広く活用できる。また本発明は不揮発性の半導体
- 20 メモリ、ハードディスク、光ディスク等を情報記録媒体に持つ情報処理装置には好適である。

請 求 の 範 囲

1. 情報記録媒体内の情報記録領域に格納されたデータをファイルシステムによりファイルとして管理する情報処理装置に用いられ、前記情報記録媒体におけるデータ領域管理方法であって、

前記情報記録媒体の情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報に対して前記情報処理装置がアクセスを行うに際し、

アクセスサイズを前記情報処理装置内の処理内容に応じて変更するデータ領域管理方法。

10

2. 前記情報処理装置内の処理内容は、

前記領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理と、

前記領域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理とである請求項1記載のデータ領域管理方法。

15

3. 前記領域管理情報に対するアクセスサイズは、

前記情報処理装置内の処理内容が前記空き領域検索処理であれば、前記情報記録媒体の物理特性により決定される第1のアクセスサイズか、それ以下のサイズを使用し、

- 20 前記情報処理装置内の処理内容が前記リンク先取得処理であれば、前記情報記録媒体の最小のアクセス単位である第2のアクセスサイズを使用する請求項2記載のデータ領域管理方法。

- 25 4. 前記空き領域検索処理における前記領域管理情報へのアクセスサイズは、

前記領域管理情報の先頭及び終端以外の場所にアクセスする場合には、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズを

使用し、

前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合には、前記物理的な管理ブロックサイズと同じか、それ以下のサイズを使用する請求項 3 記載のデータ領域管理方法。

5

5. 前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合のアクセスサイズは、

前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロック内における前記領域管理情報の大きさである請求項 4 記載のデータ領域管理方法。

10

6. 前記情報処理装置内の領域管理情報キャッシュとして管理ブロックサイズの異なる 2 つのキャッシュを設け、前記 2 つのキャッシュを使い分けることにより、前記アクセスサイズを前記情報処理装置内の処理内容に応じて変更する請求項 1 記載のデータ領域管理方法。

15

7. 前記情報処理装置内の処理内容は、

前記領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理と、

前記領域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理とである請求項 6 記載のデータ領域管理方法。

20

8. 前記 2 つの領域管理情報キャッシュの使い分けは、

前記情報処理装置内の処理内容が前記空き領域検索処理であれば、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズか、それ以下のサイズを有する第 1 の領域管理情報キャッシュを使用し、

25

前記情報処理装置内の処理内容が前記リンク先取得処理であれば、前記情報記録媒体の最小のアクセス単位である第 2 の領域管理情報キャッシュを使用する請求項 7 記載のデータ領域管理方法。

9. 前記第1の領域管理情報キャッシュを使用する前記領域管理情報へのアクセスサイズは、

前記領域管理情報の先頭及び終端以外の場所にアクセスする場合には、前
5 記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズを
使用し、

前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合には、前記物理的な
管理ブロックサイズと同じか、それ以下のサイズを使用する請求項8記載の
データ領域管理方法。

10

10. 前記第1の領域管理情報キャッシュを使用して領域管理情報の先頭
及び終端へアクセスする場合のアクセスサイズは、

前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロック内に
おける前記領域管理情報の大きさである請求項9記載のデータ領域管理方法。

15

11. 前記第2の領域管理情報キャッシュは、読み込み専用処理にのみ使
用し、

前記第1の領域管理情報キャッシュは、前記領域管理情報内に格納された
情報の変更を行う際に使用する請求項8記載のデータ領域管理方法。

20

12. 情報記録領域に格納したデータをファイルシステムにより管理する
情報記録媒体にアクセスする情報処理装置であって、

前記情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報
を前記情報記録媒体から読み出し格納するFATキャッシュと、

25 前記FATキャッシュを複数のブロックに分割し管理するためのFATキ
ャッシュ管理情報として、各ブロックの開始アドレス、各ブロックに格納さ
れた領域管理情報の情報記録媒体上での位置、各ブロックの大きさ、更新の

有無等の情報を保持する揮発性メモリと、

前記F A Tキャッシュ管理情報を参照、更新し、前記F A Tキャッシュに対する領域管理情報の読み替えを制御するF A Tキャッシュ制御部と、

- 5 前記F A Tキャッシュ制御部を介して領域管理情報にアクセスし、データをファイルとして情報記録媒体に格納するファイルシステム制御部と、を有する情報処理装置。

1 3. 前記F A Tキャッシュは、

- 10 第1のアクセスサイズの大きさを持つブロックと、第2のアクセスサイズの大きさを持つブロックの2種類のブロックを各々1ブロック以上有し、前記第1のアクセスサイズは前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズであり、前記第2のアクセスサイズは前記情報記録媒体の最小のアクセス単位である請求項1 2記載の情報処理装置。

- 15 1 4. 前記F A Tキャッシュ制御部は、

前記第1のアクセスサイズの大きさを持つブロックにおいて、前記領域管理情報の先頭及び終端以外の場所に格納された領域管理情報を前記ブロックに保持する場合、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズ分のデータを情報記録媒体から読み出して保持し、

- 20 前記領域管理情報の先頭及び終端の場所に格納された領域管理情報を前記ブロックに保持する場合、前記物理的な管理ブロックサイズと同じか、それ以下のサイズ分のデータを情報記録媒体から読み出して保持する請求項1 3記載の情報処理装置。

- 25 1 5. 前記ファイルシステム制御部は、

前記領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理を実施する際に、前記F A Tキャッシュ制御部を介して前記F A Tキャッシュに含まれる

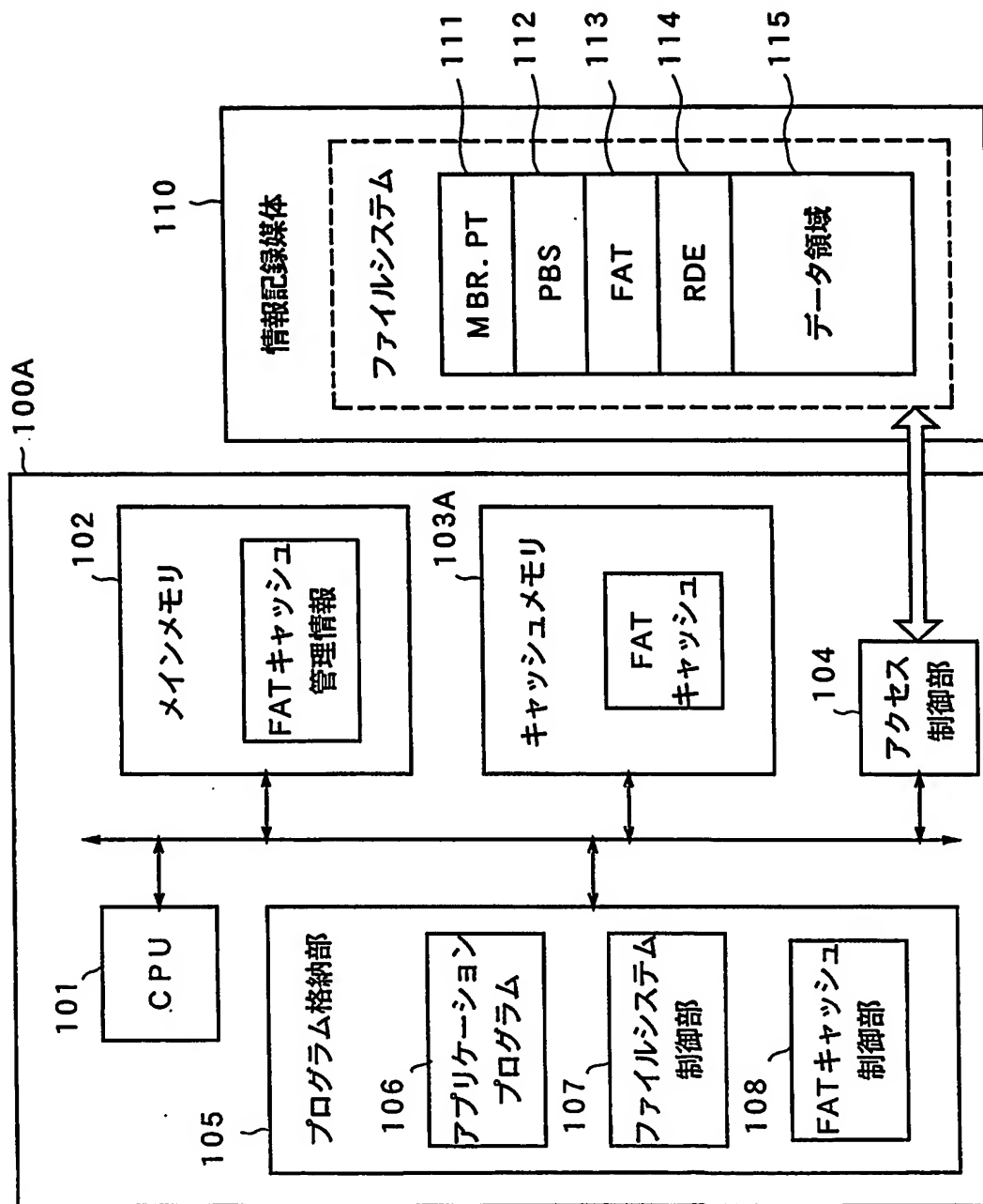
第 1 のアクセスサイズの大きさを持つブロックにアクセスし、

前記領域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理を実施する際に、前記 F A T キャッシュ制御部を介して前記 F A T キャッシュに含まれる第 2 のアクセスサイズの大きさを持つブロックにアクセスする請求項 1 3 記

5 載の情報処理装置。

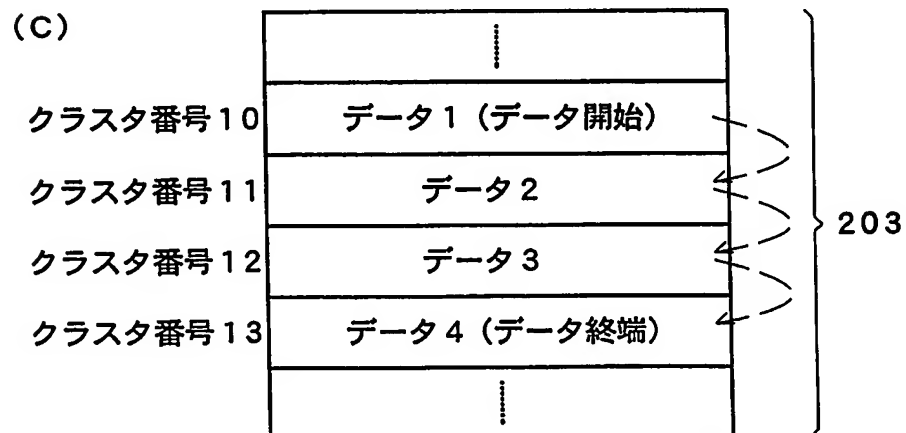
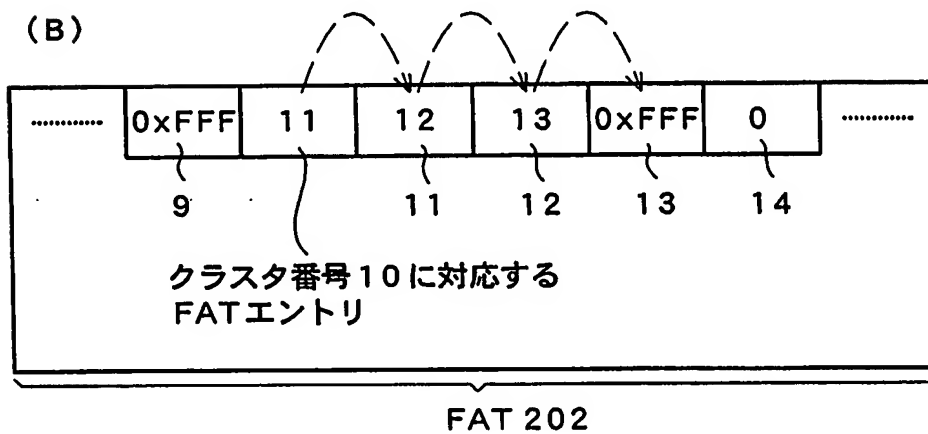
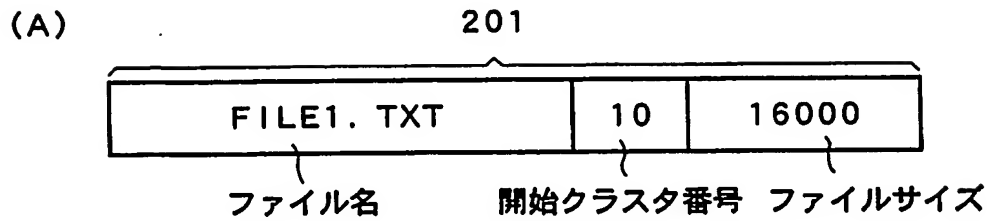
1 / 1 1

第 1 図



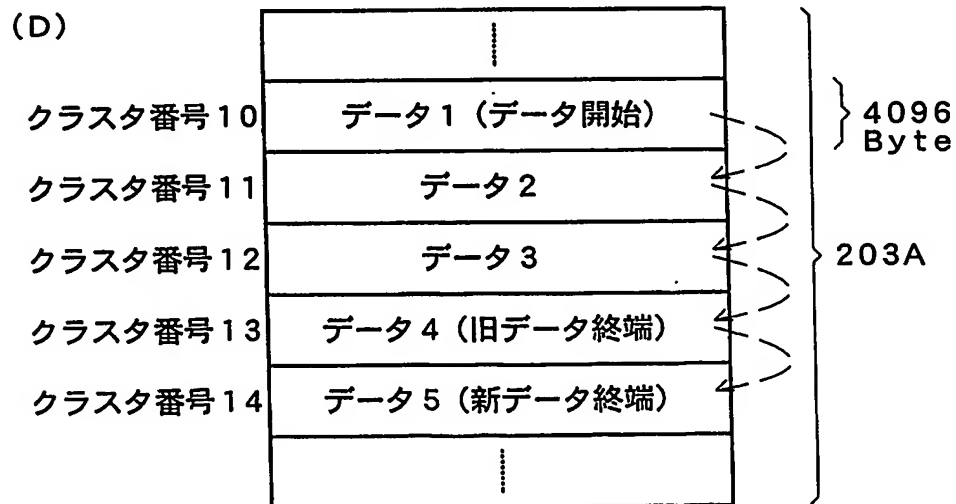
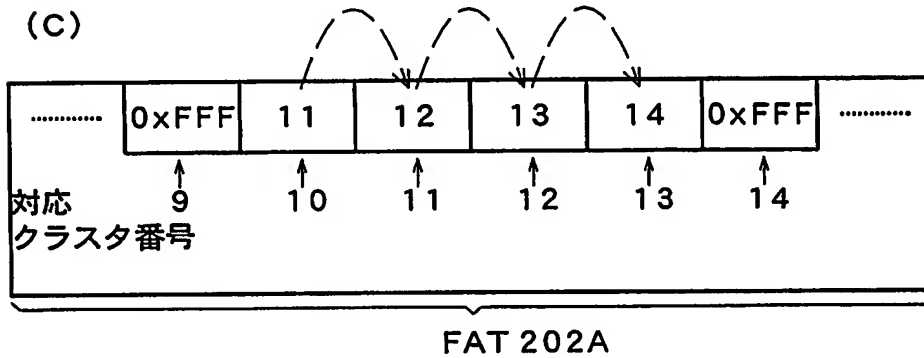
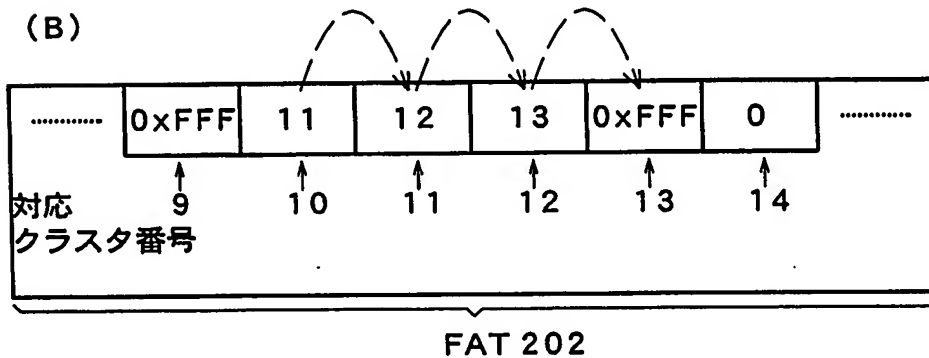
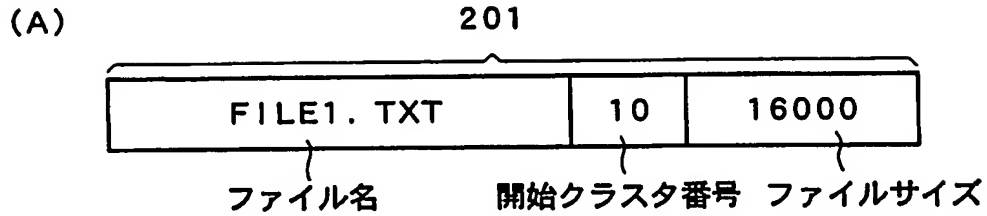
2 / 1 1

第2図



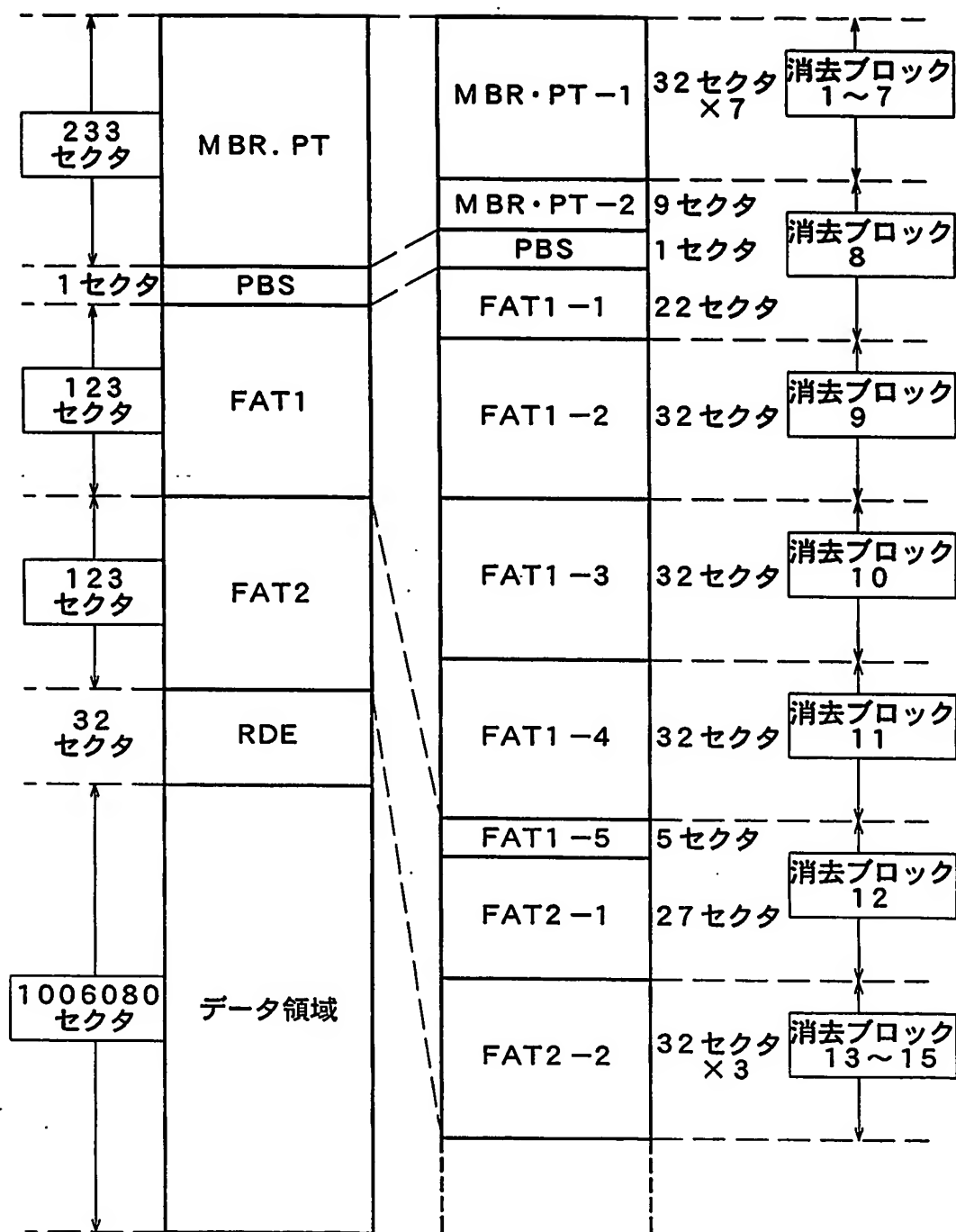
3/11

第3図



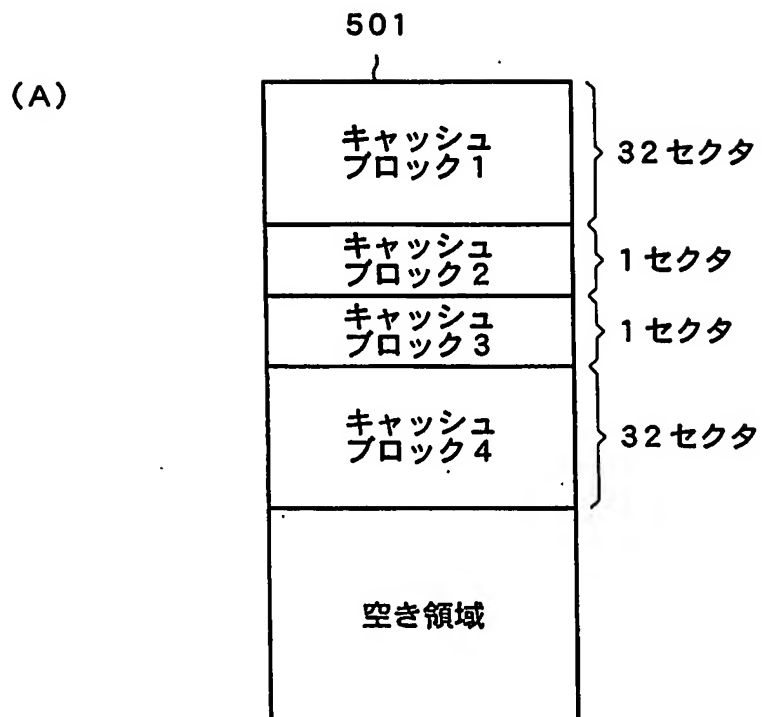
4 / 1 1

第4図



5 / 1 1

第 5 図



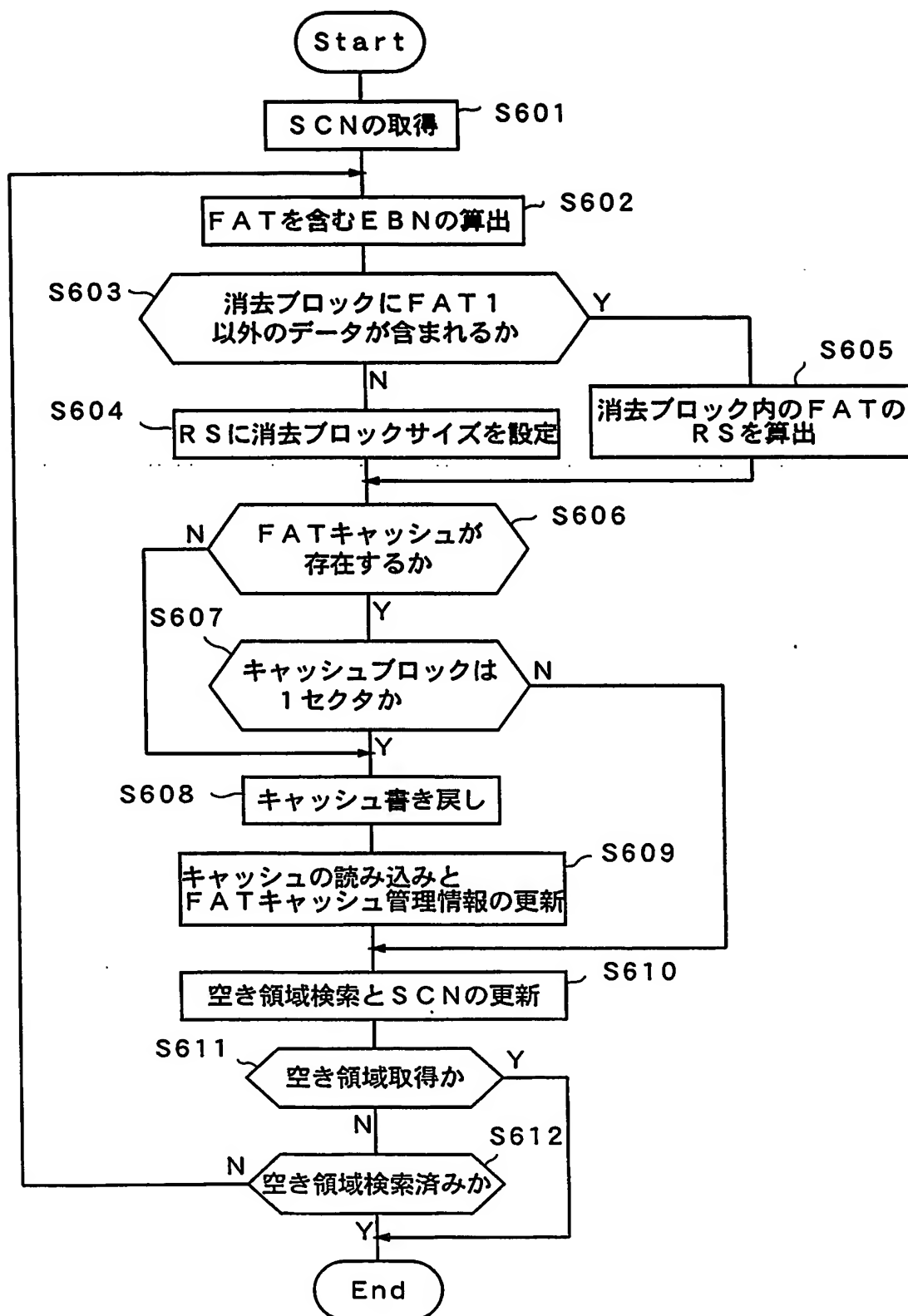
(B)

502

	ブロック開始 アドレス	FATアドレス	FATサイズ	更新フラグ
ブロック 1	1 セクタ	1 セクタ	22 セクタ	1 (有り)
ブロック 2	33 セクタ	60 セクタ	1 セクタ	0 (無し)
ブロック 3	34 セクタ	61 セクタ	1 セクタ	0 (無し)
ブロック 4	35 セクタ	23 セクタ	32 セクタ	1 (有り)
ブロック 5	0xFFFF セクタ	0xFFFF セクタ	0xFFFF セクタ	0 (無し)

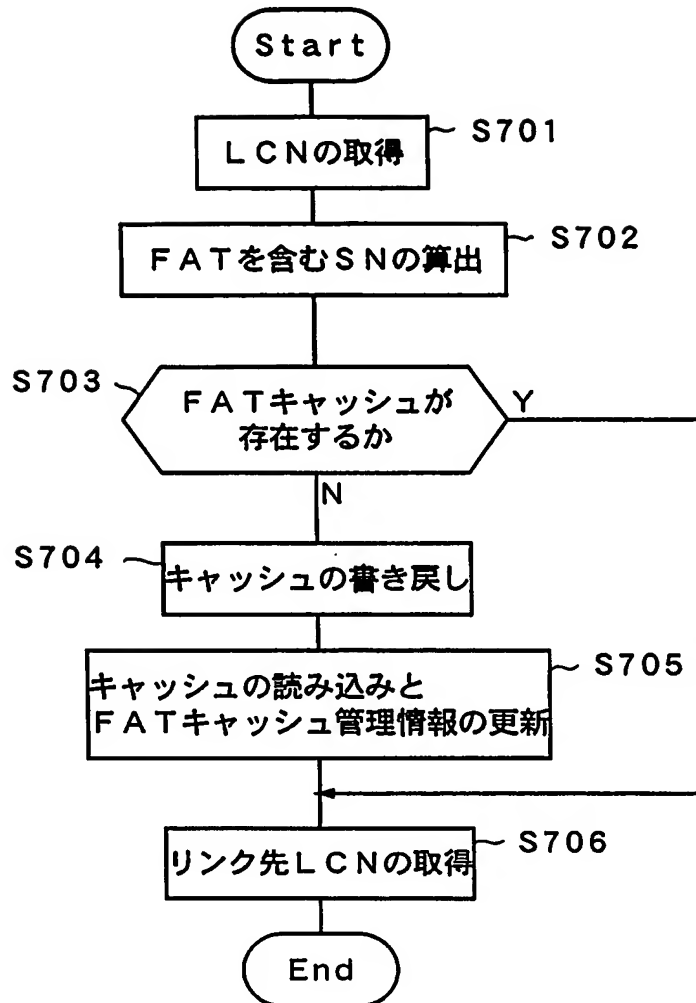
6 / 1 1

第 6 図



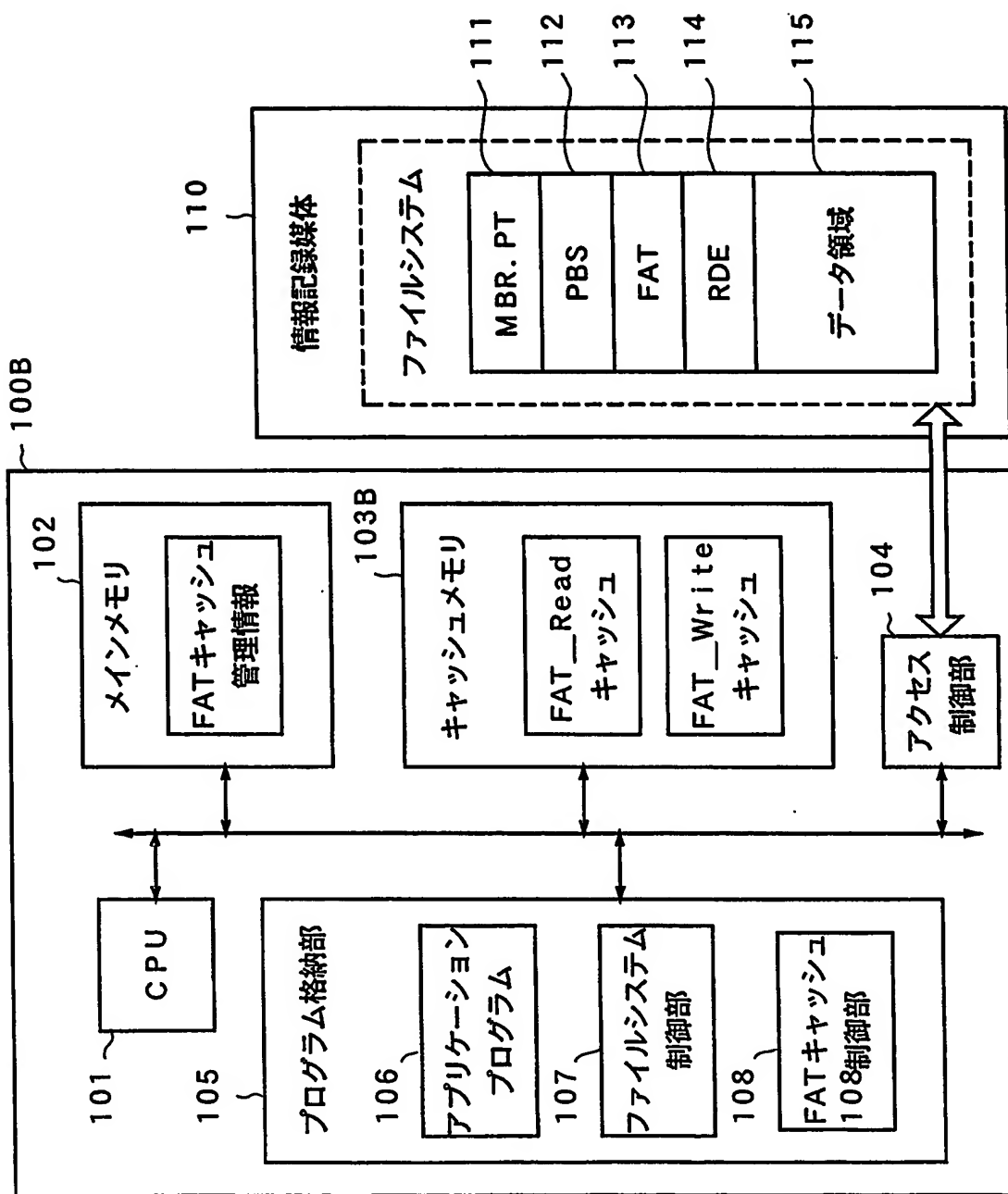
7 / 1 1

第7図



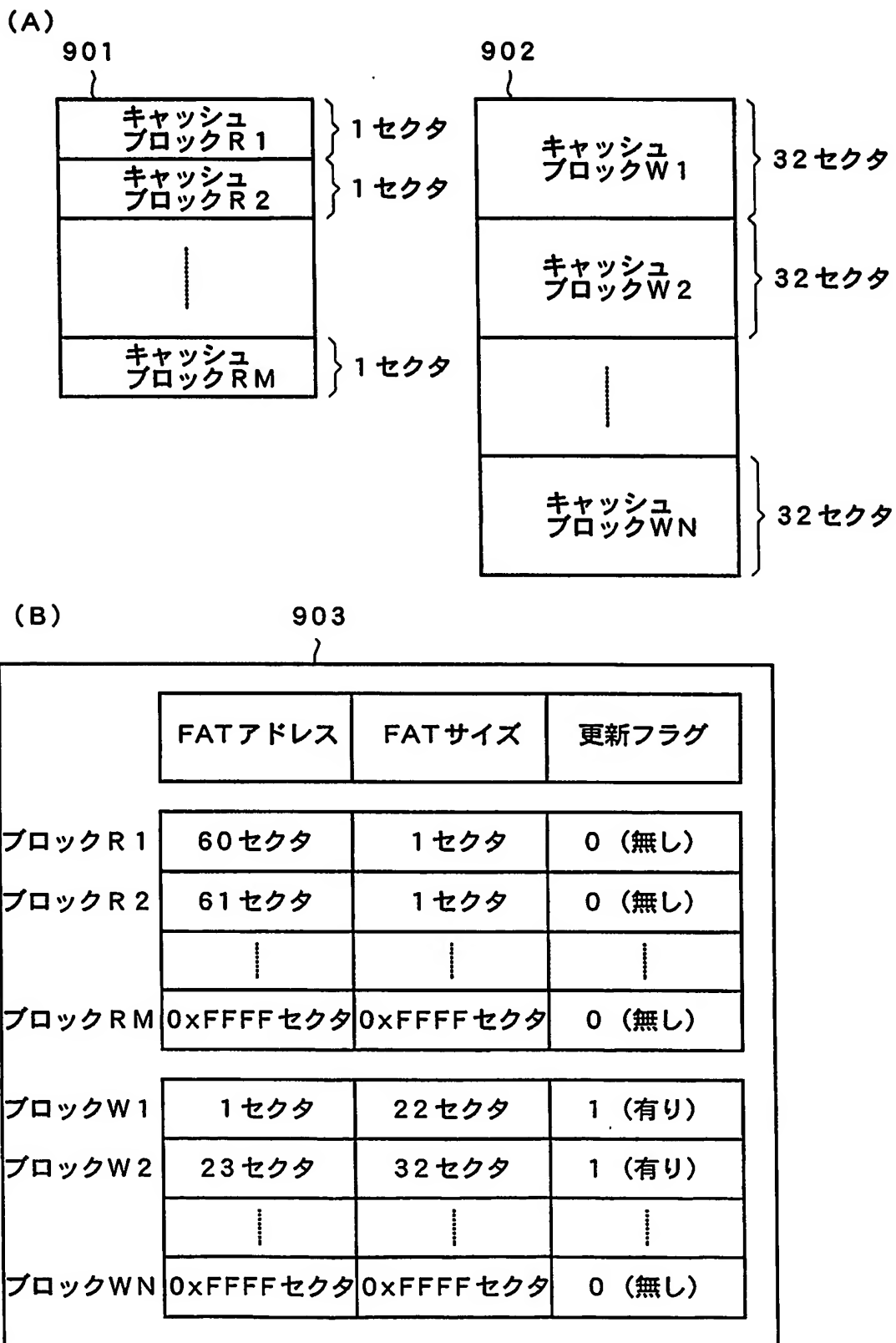
8 / 11

第8図



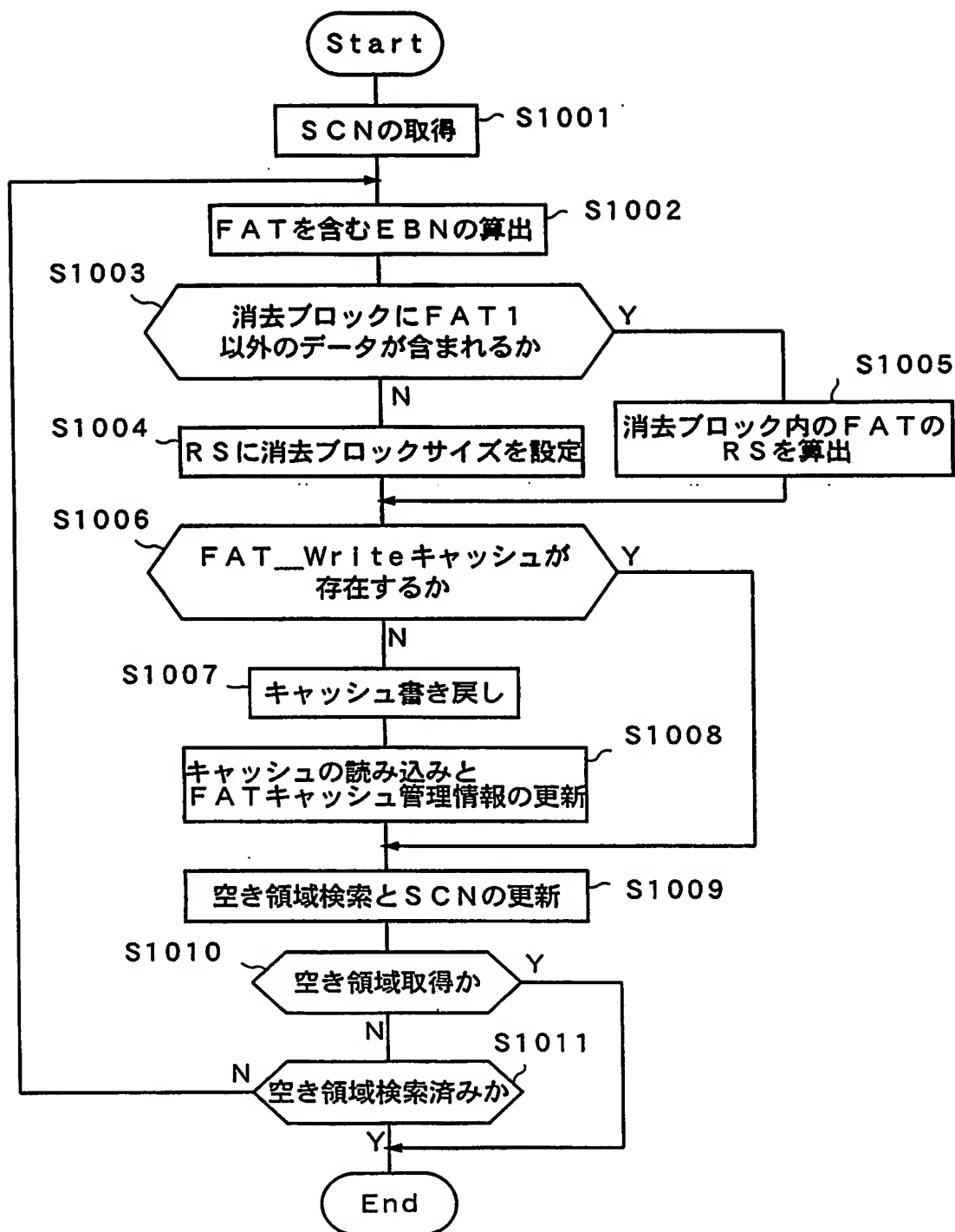
9 / 1 1

第9図



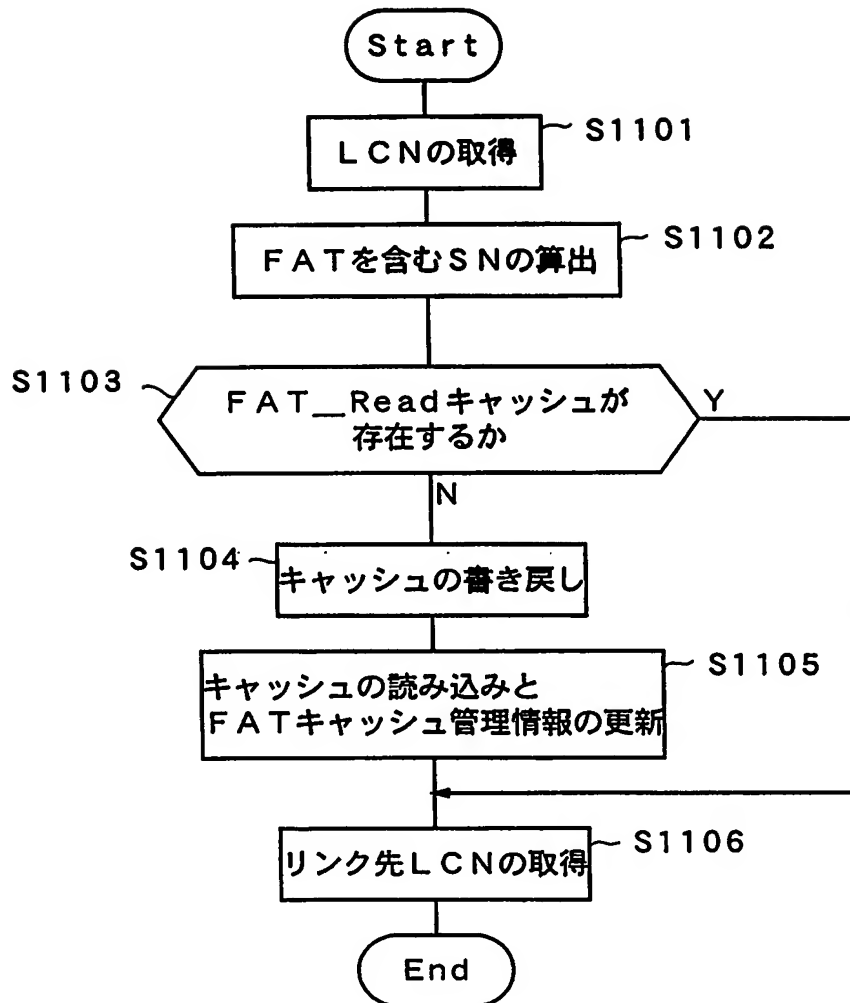
10/11

第10図



11 / 11

第11図



INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP2004/010287

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
Int.Cl⁷ G06F12/00

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

Int.Cl⁷ G06F12/00

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Jitsuyo Shinan Koho 1922-1996 Jitsuyo Shinan Toroku Koho 1996-2004

Kokai Jitsuyo Shinan Koho 1971-2004 Toroku Jitsuyo Shinan Koho 1994-2004

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	JP 8-110868 A (Ricoh Co., Ltd.), 30 April, 1996 (30.04.96), Full text; all drawings (Family: none)	1-15
A	JP 2002-342135 A (Canon Inc.), 29 November, 2002 (29.11.02), Full text; all drawings (Family: none)	1-15

☐ Further documents are listed in the continuation of Box C.☐ See patent family annex.

* Special categories of cited documents:

"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

"E" earlier application or patent but published on or after the international filing date

"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art

"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search
31 August, 2004 (31.08.04)Date of mailing of the international search report
14 September, 2004 (14.09.04)Name and mailing address of the ISA/
Japanese Patent Office

Authorized officer

Facsimile No.

Telephone No.

A. 発明の属する分野の分類 (国際特許分類 (IPC))
Int. Cl. ' G06F12/00

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料 (国際特許分類 (IPC))
Int. Cl. ' G06F12/00

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報	1922-1996年
日本国公開実用新案公報	1971-2004年
日本国実用新案登録公報	1996-2004年
日本国登録実用新案公報	1994-2004年

国際調査で使用了電子データベース (データベースの名称、調査に使用した用語)

C. 関連すると認められる文献

引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
A	J P 8-110868 A (株式会社リコー) 1996. 04. 30, 全文, 全図 (ファミリーなし)	1-15
A	J P 2002-342135 A (キヤノン株式会社) 2002. 11. 29, 全文, 全図 (ファミリーなし)	1-15

☐ C欄の続きにも文献が列举されている。

☐ パテントファミリーに関する別紙を参照。

* 引用文献のカテゴリー

「A」特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの
「E」国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの
「L」優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献 (理由を付す)
「O」口頭による開示、使用、展示等に関する文献
「P」国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願

の日の後に公表された文献
「T」国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの
「X」特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの
「Y」特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの
「&」同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日
31. 08. 2004

国際調査報告の発送日
14. 9. 2004

国際調査機関の名称及びあて先
日本国特許庁 (ISA/J P)
郵便番号100-8915
東京都千代田区霞が関三丁目4番3号

特許庁審査官 (権限のある職員)
相崎 裕恒

5 N 3450

電話番号 03-3581-1101 内線 3545